ИНФОРМАТИКА

2006 октябрь-декабрь № 4

УДК 004.33.054

С.В. Ярмолик, В.Н. Ярмолик

ФОРМИРОВАНИЕ АДРЕСНЫХ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТЕЙ С МАКСИМАЛЬНЫМ СРЕДНИМ ХЭММИНГОВЫМ РАССТОЯНИЕМ ДЛЯ МНОГОКРАТНОГО ТЕСТИРОВАНИЯ ОЗУ

Рассматриваются методы генерирования адресных последовательностей с максимальным средним Хэмминговым расстоянием между последовательными адресами для многократного тестирования оперативных запоминающих устройств. Приводятся результаты экспериментальных исследований, показывающие эффективность применения последовательностей адресов с различными значениями среднего Хэммингова расстояния.

Введение

В настоящее время неуклонно увеличивается емкость современных оперативных запоминающих устройств (ОЗУ) и их удельный вес в вычислительных средах и системах [1–3]. Соответственно возрастает актуальность их эффективного тестового диагностирования [2–4]. Тестирование современных ОЗУ с целью обнаружения различных неисправностей предполагает запись в ОЗУ всевозможных его состояний и их считывание, что приводит к нереально большой сложности теста. Действительно, для ОЗУ емкостью N бит сложность процедуры тестирования будет пропорциональна 2^N и уже для $N \approx 10^9$ принимает астрономические значения.

Традиционно проблема тестирования ОЗУ решается в рамках общепринятых моделей их неисправностей и с учетом следующих устоявшихся допущений [1, 2, 4, 5]. Принимается, что объектом тестирования является ОЗУ, содержащее N однобитовых ячеек, для которого физическое расположение ячеек ОЗУ не соответствует их логическим адресам, т. е. физически соседние ячейки ОЗУ могут иметь логически удаленные адреса и, наоборот, логически соседние адреса могут соответствовать физически удаленным ячейкам ОЗУ. Кроме того, отсутствует информация о топологии ОЗУ, определяемой последними достижениями их производителей [2, 4].

Исходя из этих посылок, количество возможных кодочувствительных неисправностей ОЗУ всегда оценивается величиной N^k, где k – число произвольных ячеек ОЗУ, участвующих в кодочувствительной неисправности, которое уже для k=3 и N=10^6 принимает нереально большое значение [5, 6].

В ранних исследованиях методы обнаружения кодочувствительных неисправностей рассматривались для случая разрушающих тестов [4, 5] и характеризовались невысокой эффективностью. Заметное увеличение эффективности тестов за счет изменяющегося состояния ОЗУ было достигнуто с помощью неразрушающего тестирования [7]. Использованию специально сформированных состояний ОЗУ для повышения обнаруживающей способности тестов посвящена статья [8], в работах [3, 9] рассматривается вопрос использования симметрии маршевых тестов для повышения эффективности тестирования, а в работах [6, 10, 11] предлагается многократное применение маршевых тестов. Приводятся оценки эффективности многократных маршевых тестов за счет изменения содержимого ОЗУ [11], изменения начальных адресов адресных последовательностей [6] и модификаций счетчиковых последовательностей [10].

Вопросы выбора эффективных адресных последовательностей для многократного тестирования ОЗУ, их соотношение и численные оценки, а также аппаратурная реализация для встроенного тестирования (built-in self-test – BIST) остаются практически открытыми.

1. Модели неисправностей ОЗУ

В качестве обобщающей математической модели неисправного состояния ОЗУ принимается модель кодочувствительных неисправностей (pattern sensitive faults – PSF). Кодочувствительная неисправность – это такая неисправность, которая затрагивает сразу несколько ячеек

ОЗУ [4]. Для подобных неисправностей логическое состояние одной ячейки ОЗУ может зависеть от содержимого (0 или 1) или от логических переходов из 1 в 0 или из 0 в 1 соседних ячеек ОЗУ. Выделяют базовую ячейку, которая в данном случае является аналогом жертвы, и соседние ячейки, выступающие в роли агрессоров, количество и местоположение которых может быть произвольным. Наиболее труднообнаруживаемыми кодочувствительными неисправностями являются пассивные кодочувствительные неисправности (passive PSF – PPSF), для которых состояние базовой ячейки не может быть изменено для определенного кода в соседних ячейках ОЗУ [3–5]. Общее количество *PPSFk,* состоящих из базовой ячейки и k–1 соседних, для ОЗУ емкостью N бит определяется согласно выражению $Q = k2^{k-1}C_N^k$ и принимает большие значения [6].

Наиболее часто для целей встроенного тестирования ОЗУ применяются неразрушающие маршевые тесты, сложность которых пропорциональна размеру тестируемого ОЗУ. Маршевые тесты состоят из последовательных фаз, которые, в свою очередь, содержат операции чтения из памяти и записи в нее. Рассмотрим следующие маршевые тесты: MATS+ (*4N*): $\{\Uparrow(ra, wa^*); \Downarrow(ra^*, wa)\}$ и March C– (*9N*): $\{\Uparrow(ra, wa^*); \Uparrow(ra^*, wa); \Downarrow(ra, wa^*); \Downarrow(ra^*, wa); \Downarrow(ra)\}$ [4, 5]. В указанных неразрушающих маршевых тестах приведены последовательности фаз, каждая из которых содержит операции чтения (r) и записи (w) содержимого ячейки ОЗУ $a \in \{0, 1\}$ либо его инверсного значения (a^*); символ $\Uparrow$ обозначает возрастающую последовательность адресов, а символ $\Downarrow$ – убывающую. Как показано в работе [6], для $k2^{k-1}$ неисправностей *PPSF* в фиксированных k из N ячейках ОЗУ тестом MATS+ обнаруживается только одна из $k2^{k-1}$ неисправностей, а для March C– – две. Это объясняется тем, что для k произвольных ячеек ОЗУ с адресами α, β, χ, …, δ, ε, ϕ, …, γ, η, ι, представленными в порядке их возрастания (порядке обращения к ячейкам) в соответствии с алгоритмом формирования адресов маршевого теста, возможны только одна (MATS+) либо две (March C–) комбинации в k–1 соседних ячейках. Действительно, если предположить, что ячейка с адресом ε является базовой, тогда в соседних ячейках возможны только четыре комбинации их состояний при последовательном обращении к ячейкам ОЗУ в соответствии с однократным применением маршевого теста:

$$\begin{gathered}
\overset{*}{\alpha}_\alpha \overset{*}{\alpha}_\beta \overset{*}{\alpha}_\chi \ldots \overset{*}{\alpha}_\delta \alpha_\varphi \ldots \alpha_\gamma \alpha_\eta \alpha_\iota\,; \\
\alpha_\alpha \alpha_\beta \alpha_\chi \ldots \alpha_\delta \overset{*}{\alpha}_\varphi \ldots \overset{*}{\alpha}_\gamma \overset{*}{\alpha}_\eta \overset{*}{\alpha}_\iota\,; \\
\overset{*}{\alpha}_\alpha \overset{*}{\alpha}_\beta \overset{*}{\alpha}_\chi \ldots \overset{*}{\alpha}_\delta \overset{*}{\alpha}_\varphi \ldots \overset{*}{\alpha}_\gamma \overset{*}{\alpha}_\eta \overset{*}{\alpha}_\iota\,; \\
\alpha_\alpha \alpha_\beta \alpha_\chi \ldots \alpha_\delta \alpha_\varphi \ldots \alpha_\gamma \alpha_\eta \alpha_\iota\,.
\end{gathered} \tag{1}$$

Здесь $a_i \in \{0, 1\}$ определяется состоянием ОЗУ, а $i \in \{\alpha, \beta, \chi, \ldots, \delta, \phi, \ldots, \gamma, \eta, \iota\}$. Первая комбинация возможна в том случае, когда маршевый тест содержит одну из фаз вида $\{\ldots \Uparrow(ra, \ldots, wa^*); \ldots\}$ или $\{\ldots \Downarrow(ra^*, \ldots, wa); \ldots\}$, вторая комбинация – когда в тесте присутствует одна из фаз $\{\ldots \Downarrow(ra, \ldots, wa^*); \ldots\}$ или $\Uparrow\{\ldots (ra^*, \ldots, wa); \ldots\}$. Третья комбинация в соседних ячейках возможна только при наличии в тесте одной из фаз $\{\ldots \Uparrow(ra^*, \ldots, wa^*); \ldots\}$ или $\{\ldots \Downarrow(ra^*, \ldots, wa^*); \ldots\}$, а четвертая – фаз $\{\ldots \Uparrow(ra, \ldots, wa); \ldots\}$ или $\{\ldots \Downarrow(ra, \ldots, wa); \ldots\}$. Анализ теста MATS+ и теста March C– показывает, что в первом случае формируется только одна комбинация, а во втором – две. Четыре комбинации могут быть получены тестом Algorithm B (*16N*): $\{\Uparrow(ra, wa^*, wa, wa^*); \Uparrow(ra^*, wa, ra, wa^*); \Downarrow(ra^*, wa, wa^*, wa); \Downarrow(ra, wa^*, ra^*, wa)\}$ [3, 4].

При однократном применении рассмотренных тестов полнота покрытия FC_{TEST} (процентное отношение обнаруживаемых кодочувствительных неисправностей к их общему числу) будет вычисляться как

$$FC_{TEST}(PPSFk\ (i_0)\ ) = \frac{Q_1(PPSFk\ (i_0)\ )}{Q(PPSFk)} 100\ \% = \frac{q}{2^{k-1}} 100\ \%, \tag{2}$$

где i_0 – начальное значение адресной последовательности; q – количество комбинаций, формируемых маршевым тестом TEST в соседних ячейках для фиксированной кодочувствительной неисправности [6]. Как показано в работе [6], изменение начального состояния i_0 позволяет существенно увеличить полноту покрытия кодочувствительных неисправностей при многократном применении маршевых тестов, однако в силу идентичности адресной последовательности порядок обращения к ячейкам ОЗУ остается неизменным и всегда существует предельное значение полноты покрытия. Максимально возможные значения полноты покрытия при многократном применении маршевых тестов MATS+ и March C– с изменяемыми значениями начального адреса приведены в табл. 1.

Таблица 1

Полнота покрытия при многократном применении маршевых тестов

TEST	$k = 2$	$k = 3$	$k = 4$	$k = 5$
MATS+	100	75	50	31,1
March C–	100	100	75	50

Следует отметить, что приведенная полнота покрытия достигается при использовании любой адресной последовательности, формирующей всевозможные адреса ОЗУ. Заметное увеличение полноты покрытия достигается при использовании многократного тестирования с различными адресными последовательностями [11].

2. Адресные последовательности

Под адресной последовательностью будем понимать упорядоченную последовательность m-разрядных двоичных векторов $A(j)=b_{m-1}b_{m-2}b_{m-3}\ldots b_2b_1b_0$, где $b_i\in\{0, 1\}$, $i\in\{0, 1, 2, \ldots, m-1\}$, а $j\in\{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$, однократно принимающих всевозможные значения адресов $\{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$, которая удовлетворяет следующим свойствам.

Свойство 1. *Адресная последовательность $A(j)=b_{m-1}b_{m-2}b_{m-3}\ldots b_2b_1b_0$ состоит из 2^m всевозможных m-разрядных двоичных комбинаций, формируемых в произвольном порядке, который соответствует выбранному алгоритму (счетчиковая последовательность, последовательность Грея и т. д.).*

Свойство 2. *Для любой последовательности бит b_i адресной последовательности $A(j)=b_{m-1}b_{m-2}b_{m-3}\ldots b_2b_1b_0$ существует ровно 2^{m-1} двоичных комбинаций $b_{m-1}b_{m-2}\ldots b_{i+1}b_{i-1}\ldots b_1b_0$ для $b_i=0$ и такое же количество всевозможных комбинаций для $b_i=1$.*

Подобные последовательности имеют период, равный 2^m, и называются последовательностями максимальной длины, последовательностями де Брюйна либо циклами Гамильтона [4, 12, 13].

В качестве меры отличия между адресными последовательностями используем среднее Хэммингово расстояние, определяемое как

$$AHD\ [A] = AHD\ \left[A(j),\ \ A(j+1)\right] = \frac{1}{2^m - 1} \sum_{j=0}^{2^m-2} HD\ [A(j),\ \ A(j+1)\ ]. \tag{3}$$

Здесь $HD[A(j), A(j+1)]$ есть Хэммингово расстояние между двумя последовательными адресами $A(j)$ и $A(j+1)$ адресной последовательности, которое вычисляется как число отличных (несовпадающих) компонент адресов $A(j)$ и $A(j+1)$. Значение $AHD[A]$, вычисленное в соответствии с выражением (3), используем в качестве метрики, которая позволяет сопоставить различные адресные последовательности.

Так, для случая счетчиковой последовательности $AHD[A_C]=2$, а для последовательности кода Грея $AHD[A_G]=1$. Эти данные свидетельствуют о незначительном отличии двух рассмотренных последовательностей и очевидно невысокой полноте покрытия кодочувствительных неисправностей при реализации двукратного тестирования ОЗУ со счетчиковой адресной последовательностью и адресной последовательностью Грея. С целью достижения максимального отличия адресных последовательностей в смысле метрики (3) рассмотрим последовательности, для которых данная характеристика максимально отлична от значений $AHD[A_C]=2$ и $AHD[A_G]=1$ и близка к величине разрядности m адресов ОЗУ.

3. Последовательности с максимальным Хэмминговым расстоянием

В качестве базовой последовательности будем использовать последовательность кода Грея, которая имеет минимальное Хэммингово расстояние, равное 1 [12, 13].

Двоичный код Грея $A_{G0}(j)$, $j\in\{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$, перечисляет все бинарные комбинации $b_{m-1}\, b_{m-2}, \ldots, b_1 b_0$, где $b_j\in\{0, 1\}$, состоящие из m-бит (m-битные кодовые слова), таким образом, что два последовательных слова отличаются только в одном бите [12]. Позиция отличных битов в двух последовательных словах определяется последовательностью переключений $t(A_{G0})=(t_1, t_2, t_3, \ldots, t_{N-1})$, где $t_l\in\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ определяет индекс изменяемого бита, а $N=2^m$. Для случая циклического кода Грея t_N определяет переход от последнего слова кода Грея $A_{G0}(2^m-1)$ к первому $A_{G0}(0)$. Так, например, для $m=3$ последовательность слов кода Грея A_{G0} имеет вид 000, 001, 011, 010, 110, 111, 101, 100, а соответствующая ему последовательность переключений $t(A_{G0})=0, 1, 0, 2, 0, 1, 0$.

Очевидно, что последовательность переключений однозначно определяет любой код Грея независимо от его разновидности и отвечает следующему утверждению, сформулированному Гильбертом [13].

У т в е р ж д е н и е 1. *Последовательность переключений* $t(A_G)=(t_1, t_2, t_3, \ldots, t_{N-1})$, *где* $t_l\in\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ *и* $N=2^m$, *генерирует последовательность m-битовых слов кода Грея тогда и только тогда, когда для любого числа* r, $r\in\{2, 3, 4, \ldots, 2^m-1\}$, *последовательных m-битовых слов* $A_G(k+1)$, $A_G(k+2)$, $A_G(k+3), \ldots, A_G(k+r)$ *значения последовательности переключений* $t_{k+1}, t_{k+2}, t_{k+3}, \ldots, t_{k+r}$ *будут содержать хотя бы один элемент из* $(m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0)$ *нечетное число раз.*

Доказательство. Очевидно, что если для определенного $r<2^m$ значения последовательности переключений $t_{k+1}, t_{k+2}, t_{k+3}, \ldots, t_{k+r}$ не содержат ни одного элемента из множества $\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ нечетное число раз, последовательность будет содержать, по крайней мере, два повторяющиеся слова $A_G(k)$ и $A_G(k+r)$. Таким образом, результирующая последовательность соответственно не будет являться последовательностью кода Грея, так как не будет содержать всевозможные двоичные комбинации из 2^m последовательных слов. Что и требовалось доказать.

3.1. Последовательности анти-Грея

С целью получения последовательности адресов с максимальным Хэмминговым расстоянием за основу может быть взята последовательность переключений кода Грея $t(A_G)=(t_1, t_2, t_3, \ldots, t_{N-1})$, которая имеет инверсную интерпретацию, а именно $t(A_{G^*})=t^*(A_G)=(t^*_1, t^*_2, t^*_3, \ldots, t^*_{N-1})$, где $t^*_l\in\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ определяет индекс неизменяемого бита двух последовательных m-битовых слов кода длиной $N=2^m$. В этом случае все биты, кроме одного, при последовательном переходе будут изменяться. Соответственно Хэммингово расстояние между двумя последовательными m-разрядными словами будет равняться $m-1$. В дальнейшем будем называть такие последовательности последовательностями анти-Грея. Результатом использования подобного метода генерирования будут последовательности, приведенные в табл. 2.

Как видно из табл. 2, всевозможные комбинации из двух ($m=2$) и четырех ($m=4$) бит сформированы и, таким образом, получены последовательности анти-Грея G^* с максимальным Хэмминговым расстоянием. Для случая $m=3$ получена вырожденная последовательность. Соответственно предложенный метод генерирования последовательностей адресов для $m=3$ оказался неработоспособным. Определим область применения метода генерирования последовательностей анти-Грея. Для этого докажем следующее утверждение.

Таблица 2

Последовательности анти-Грея

j	$t(A_{G*})$	$m = 2$	$m = 3$	$m = 4$
0		00	000	0000
1	1	10	**110**	1110
2	2	11	011	0011
3	1	01	101	1101
4	3		**110**	0110
5	1		000	1000
6	2		101	0101
7	1		011	1011
8	4			1100
9	1			0010
10	2			1111
11	1			0001
12	3			1010
13	1			0100
14	2			1001
15	1			0111

Утверждение 2. *Для четных значений величины m последовательность непереключений $t(A_{G*})=(t^*_1, t^*_2, t^*_3, \ldots, t^*_{N-1})$, где $t^*_l \in \{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ и $N=2^m$ генерирует последовательность из 2^m m-битовых слов кода Грея с Хэмминговым расстоянием между двумя последовательными словами, равным $m-1$.*

Доказательство. Рассмотрим два случая, когда количество рассматриваемых последовательных m-битовых слов $A_{G*}(k+1)$, $A_{G*}(k+2)$, $A_{G*}(k+3)$, …, $A_{G*}(k+r)$ состоит из четного и нечетного числа $r<2^m$ слов.

Согласно утверждению Гильберта (утверждению 1) можно заключить, что для любого четного числа r, $r\in\{2, 4, 6, \ldots, 2^m\}$, значения последовательности переключений t_{k+1}, t_{k+2}, t_{k+3}, …, t_{k+r} содержат хотя бы один элемент из множества возможных элементов $\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ нечетное число раз. Это означает, что хотя бы один из разрядов m-битовых слов в последовательности из r слов в классическом коде Грея будет проинвертирован нечетное число раз. В силу четности величины r этот же разряд m-битовых слов в последовательности $A_{G*}(k+1)$, $A_{G*}(k+2)$, $A_{G*}(k+3)$,…, $A^*_{G0}(k+r)$ из r слов будет проинвертирован также нечетное число раз. Это следует из того факта, что t^*_{k+1}, t^*_{k+2}, t^*_{k+3}, …, t^*_{k+r}, где $t^*_l\in\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ определяет индекс неизменяемого бита при переходе от двух последовательных m-битовых слов, а также из тривиального утверждения из теории чисел о том, что сумма нечетного числа только с нечетным числом дает в результате четное число. Отметим, что в случае, когда r четно, независимо от значения m всегда выполняется неравенство $A_{G*}(k)\neq A_{G*}(k+r)$ для любого $r\in\{2, 4, 6, \ldots, 2^m\}$.

Утверждение Гильберта в равной мере справедливо и для любого нечетного числа r, $r\in\{1, 3, 5, \ldots, 2^m-1\}$, для которого значения последовательности переключений t_{k+1}, t_{k+2}, t_{k+3}, …, t_{k+r} также содержат хотя бы один элемент из множества возможных элементов $\{m-1, m-2, \ldots, 2, 1, 0\}$ нечетное число раз. Отсюда следует, что последовательность непереключений t^*_{k+1}, t^*_{k+2}, t^*_{k+3}, …, t^*_{k+r} определяет хотя бы один разряд m-битовых слов в последовательности $A_{G*}(k+1)$, $A_{G*}(k+2)$, $A_{G*}(k+3)$, …, $A_{G*}(k+r)$, который проинвертирован четное число раз. Это может привести к выполнению равенства $A_{G*}(k)=A_{G*}(k+r)$ и соответственно к невозможности получения последовательности максимальной длины.

Для $r<m$ выполнение равенства $A_{G*}(k)=A_{G*}(k+r)$ невозможно в силу того, что при последовательном переходе между словами A_{G*} во множестве из r слов неизменяемым разрядом является только один разряд по отношению к разрядам предыдущего слова. Соответственно при $r<m$ будут существовать разряды слов, которые при каждом переходе будут из-

менять свое значение на противоположное. Общее количество подобных переключений будет нечетным в силу нечетности величины r, что обеспечивает выполнение неравенства $A_{G^*}(k) \neq A_{G^*}(k+r)$.

Для случая, когда $r \geq m$ хотя бы для одного разряда в последовательности $A_{G^*}(k+1)$, $A_{G^*}(k+2)$, $A_{G^*}(k+3), \ldots, A_{G^*}(k+r)$, будет выполнено четное число инверсий. Общее количество переключений для A_{G^*} в r последовательных словах будет равняться $r \times (m-1)$ и является величиной нечетной для m четного. Таким образом, общее количество переключений для A_{G^*}, состоящее из суммы числа переключений в каждом разряде последовательных r слов, будет величиной нечетной в случае, когда хотя бы для одного разряда число переключений также будет нечетно. В результате получим, что для четного значения m всегда выполняется неравенство $A_{G^*}(k) \neq A_{G^*}(k+r)$ для любого $r \in \{1, 3, 5, \ldots, 2^m-1\}$. Что и требовалось доказать.

Таким образом, для последовательностей анти-Грея при переходе от текущего адреса к последующему всегда изменяется $m-1$ бит, соответственно среднее Хэммингово расстояние (3) для таких последовательностей определяется как $AHD[A_{G^*}]=m-1$.

3.2. Последовательности с максимальным средним Хэмминговым расстоянием

В качестве операции, используемой при генерировании адресов с максимальным средним расстоянием Хэмминга, весьма эффективной является операция инвертирования всех битов предыдущего адреса для получения последующего его значения. В этом случае расстояние между $A(j)=b_{m-1}b_{m-2}\ldots b_1b_0$ и $A(j+1)=A^*(j)=b_{m-1}\oplus 1, b_{m-2}\oplus 1, \ldots, b_1\oplus 1, b_0\oplus 1$, где $b_i \in \{0, 1\}$, равняется максимально возможной величине, т. е. m. Очевидно, что последующее инвертирование адреса $A(j+1)$ приведет к повторению исходного кода $A(i)=a_{m-1},a_{m-2},\ldots,a_1,a_0$ и вырождению последовательности адресов $A(i) \in \{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$. Для построения алгоритма формирования адресных последовательностей с максимальным средним Хэмминговым расстоянием приведем утверждение, вытекающее из свойства 2 адресных последовательностей.

У т в е р ж д е н и е 3. *Все множество m-разрядных двоичных векторов* $A(j)=b_{m-1}\, b_{m-2}\, b_{m-3}\ldots b_2b_1b_0$, *где* $A(j) \in \{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$ *и* $j \in \{0, 1, 2, \ldots, 2^m-1\}$, *в зависимости от значения* $i \in \{0, 1, 2, \ldots, m-1\}$ *представляется в виде совокупности двух подмножеств:* $A1(j)$ *для* $b_i=0$ *и* $A2(j)$ *для* $b_i=1$, *т. е.* $A(j)=A1(j) \cup A2(j)$, *причем второе подмножество* $A2(j)$ *является инверсией двоичных векторов первого подмножества* $A1(j)$. *Справедливо и обратное утверждение, что подмножество векторов* $A1(j)$ *есть инверсия векторов подмножества* $A2(i)$.

Например, для счетчиковой последовательности при m=3 все множество слов $A(j) \in \{000, 001, 010, 011, 100, 101, 110, 111\}$ для i=3 делится на множества $A1(j)$={000, 001, 010, 011} и $A2(j)$={100, 101, 110, 111}, а для i=2 – на $A1(j)$={000, 001, 100, 101} и $A2(j)$={010, 011, 110, 111}.

Последнее утверждение позволяет сформулировать алгоритм генерирования новых адресных последовательностей, существенно отличающихся от исходных. Такая последовательность генерируется в соответствии со следующим алгоритмом.

Алгоритм. Для заданного $i \in \{0, 1, 2, \ldots, m-1\}$ и исходной последовательности $A(j) = b_{m-1}b_{m-2}b_{m-3}\ldots b_2b_1b_0$ адресная последовательность $A_H(j)$ с максимальным средним Хэмминговым расстоянием формируется как

$$A_H(j)=A(j/2)\&0=b_{m-2}b_{m-3}\ldots b_{i+1}b_i\boldsymbol{0}b_{i-1}\ldots b_2b_1b_0, \text{ для } j=0, 2, 4, \ldots, 2^{m-2};$$
$$A_H(j)=A^*_H(j-1)= b^*_{m-2}b^*_{m-3}\ldots b^*_{i+1}b^*_i\boldsymbol{1}b^*_{i-1}\ldots b^*_2b^*_1b^*_0, \text{ для } j=1, 3, 5, \ldots, 2^{m-1},$$

где $A^*_H(j-1)$ – инверсное значение $A_H(j-1)$.

Например, для m=2, 3, 4 последовательности A_H с максимальным средним Хэмминговым расстоянием для всевозможных значений i приведены в табл. 3.

Таким образом, для последовательностей A_H Хэммингово расстояние между адресами $A_H(j)$ и $A_H(j+1)$ для $j \in \{0, 2.4, \ldots, 2^m-2\}$ равняется m, а для $j \in \{1, 3.5, \ldots, 2^m-3\}$ соответственно $m-1$ (табл. 3). Следовательно, среднее Хэммингово расстояние (3) для таких последовательностей при больших значениях m определяется как $AHD[A_H]=m-0{,}5$.

Таблица 3

Последовательности Грея с максимальным Хэмминговым расстоянием

j	$m = 2$		$m = 3$			$m = 4$			
	$i = 1$	$i = 0$	$i = 2$	$i = 1$	$i = 0$	$i = 3$	$i = 2$	$i = 1$	$i = 0$
0	00	00	000	000	000	0000	0000	0000	0000
1	**11**	**11**	**111**	**111**	**111**	**1111**	**1111**	**1111**	**1111**
2	01	10	001	001	010	0001	0001	0001	0010
3	**10**	**01**	**110**	**110**	**101**	**1110**	**1110**	**1110**	**1101**
4			011	101	110	0011	0011	0101	0110
5			**100**	**010**	**001**	**1100**	**1100**	**1010**	**1001**
6			010	100	100	0010	0010	0100	0100
7			**101**	**011**	**011**	**1101**	**1101**	**1011**	**1011**
8						0110	1010	1100	1100
9						**1001**	**0101**	**0011**	**0011**
10						0111	1011	1101	1110
11						**1000**	**0100**	**0010**	**0001**
12						0101	1001	1001	1010
13						**1010**	**0110**	**0110**	**0101**
14						0100	1000	1000	1000
15						**1011**	**0111**	**0111**	**0111**

4. Экспериментальные исследования

Для экспериментальных исследований использовались наиболее часто применяемые неразрушающие маршевые тесты: MATS+(*4N*) и March C– (*9N*) [4-6]. Для обоих тестов реализовывалась процедура последовательного двукратного их применения с различными сочетаниями адресных последовательностей и оценивалась полнота покрытия (процентное отношение обнаруживаемых неисправностей к их общему числу) пассивных кодочувствительных неисправностей *PPSF3* и *PPSF5* [4–6]. Отметим, что обнаружение подобных неисправностей достигается путем генерирования в любых k из N ячейках ОЗУ всевозможных 2^k двоичных комбинаций. Результаты экспериментов для MATS+ приведены в табл. 4, а для March C– – в табл. 5.

Таблица 4

Полнота покрытия *PPSF3* и *PPSF5* двукратным тестом MATS+

Адресные последовательности	*PPSF3*		*PPSF5*	
	$m = 4$	$m = 8$	$m = 4$	$m = 8$
$A_C - A_G$	34,8	35,4	9,9	10,1
$A_C - A_{G^*}$	42,9	43,0	11,7	11,8
$A_C - A_H$	41,4	42,0	11,3	11,6
$A_G - A_{G^*}$	41,2	40,5	11,2	11,3
$A_G - A_H$	37,6	38,1	10,6	10,7
$A_{G^*} - A_H$	38,5	37,9	10,8	10,9

Для каждого из указанных тестов оценка полноты покрытия выполнялась для двух значений емкости ОЗУ и соответствующей ей разрядности адресов m. Как видно из приведенных результатов, значение величины m не влияет на полученные результаты, которые можно обобщить для ОЗУ произвольной емкости.

Как было показано в работе [6], при многократном применении тестов с изменяемыми начальными адресами и неизменной адресной последовательностью полнота покрытия *PPSFk* для маршевых тестов имеет предельное значение, которое невозможно преодолеть в рамках одной адресной последовательности. В то же время, как видно из табл. 4 и 5, применение различных адресных последовательностей позволяет увеличить полноту покрытия, которая, однако, в сильной мере зависит от сочетания примененных последовательностей. Так, например, для двукратного теста MATS+ применение счетчиковой последовательности (C) и последовательности Грея (G) в качестве адресных последовательностей позволяет достичь только 35,4 % полноты покрытия *PPSF3,* а сочетание счетчиковой последовательности (C) с последовательностью анти-Грея (G*) для того же теста – 43 % (см. табл. 4).

Таблица 5

Полнота покрытия *PPSF3* и *PPSF5* двукратным тестом March C–

Адресные последовательности	*PPSF3*		*PPSF5*	
	$m = 4$	$m = 8$	$m = 4$	$m = 8$
$A_C - A_G$	66,4	66,5	19,8	20,2
$A_C - A_{G*}$	72,1	71,7	22,1	22,0
$A_C - A_H$	69,1	68,8	21,0	20,9
$A_G - A_{G*}$	71,5	70,2	21,6	21,5
$A_G - A_H$	69,4	69,3	21,0	21,0
$A_{G*} - A_H$	70,6	69,6	21,5	21,4

Приведенные результаты свидетельствуют об информативности предложенной метрики – среднего Хэммингова расстояния $AHD[A(i), A(i+k)]$ для выбора оптимальных сочетаний адресных последовательностей и об эффективности применения различных сочетаний адресных последовательностей при многократном применении маршевых тестов.

Заключение

В работе представлены алгоритмы формирования различных адресных последовательностей, отличающихся значением среднего Хэммингова расстояния. Характерной особенностью предложенных алгоритмов формирования последовательности Грея и последовательности с максимальным Хэмминговым расстоянием является простота их аппаратной реализации. При этом исходной базовой последовательностью может быть произвольная последовательность, в том числе и счетчиковая, что позволяет разнообразить структуру последовательностей адресов и соответственно существенно увеличить полноту покрытия при реализации многократных маршевых тестов.

Список литературы

1. Price, B. Semiconductor Memories. A Handbook of Design, Manufacturing, and Application / B. Price. – Chichester, UK: John Wiley & Sons, 1996.

2. Chakraborty, K. Fault-Tolerance and Reliability Techniques for High-Density Random-Access Memory / K. Chakraborty, P. Mazumder. – USA: Prentice Hall, 2002.

3. Неразрушающее тестирование запоминающих устройств / В.Н. Ярмолик [и др.]. – Минск: Бестпринт, 2005. – 230 с.

4. Goor, A.J. van de. Testing Semiconductor Memories, Theory and Practice / A. J. van de Goor. – Chichester, UK: John Wiley & Sons, 1991.

5. Cockburn, B. Tutorial on Semiconductor Memory Testing / B. Cockburn // JETTA. – Vol. 5, № 4. – 1994. – P. 321–336.

6. Ярмолик, С.В. Обнаружение кодочувствительных неисправностей запоминающих устройств с многократным использованием маршевых тестов / С.В. Ярмолик, В.Н. Ярмолик // Информатика. – 2006. – № 1. – С. 104–129.

7. Nicolaidis, M. Theory of Transparent BIST for RAMs / M. Nicolaidis // IEEE Transaction of Computers. – Vol. 45, № 10. – 1996.

8. Karpovsky, M.G. Transparent Memory Testing for Pattern Sensitive Faults / M.G. Karpovsky, V.N. Yarmolik // IEEE International Test Conference. – US, 1994. – P. 860–869.

9. Занкович, А.П. Неразрушающее тестирование ОЗУ на основе анализа симметрии выходных данных / А.П. Занкович, В.Н. Ярмолик // Автоматика и телемеханика. – 2003. – № 9. – С. 141–154.

10. Yarmolik, V.N. Counter sequences for memory test address generation / V.N. Yarmolik, B. Sokol, S.V. Yarmolik // Mixed Design of Integrated Circuits and Systems: proc. 12th International Conference MIXDES 2005. − Krakow, Poland, 2005. − P. 413–418.

11. Yarmolik, V.N. Detection of Pattern Sensitive Faults by Multiple Transparent March Tests / V.N. Yarmolik, I. Mrozek // Mixed Design of Integrated Circuits and Systems: proc. 10th International Conference MIXDES 2003. − Lodz, Poland, 2003. − P. 542–545.

12. Savage, C. A survey of combinatorial Gray codes / C. Savage // SIAM Rev. − № 39. − 1997. − P. 605–629.

13. Gilbert, E.N. Gray codes and paths on the n-cube / E.N. Gilbert // Bell System Tech. − № 37. − 1958. − P. 815–826.

Поступила 15.06.2006

Белорусский государственный университет
информатики и радиоэлектроники,
Минск, ул. П. Бровки, 6
e-mail: yarmolik@bsuir.unibel.by

S.V. Yarmolik, V.N. Yarmolik

GENERATION OF ADDRESS SEQUENCES WITH MAXIMUM OF AVERAGE HAMMING DISTANCE FOR MULTIPLY RUNS MEMORY TESTS

This paper deals with memory pattern sensitive faults detection problem and generation of address sequences. It suggests a new characteristic like average Hamming distance for estimation of different address sequences. It also considers different address sequences with great Hamming distance and shows the efficiency of such sequences use. As the conclusion the experimental data, shows the efficiency of using the address sequences with maximum of average Hamming distance for memory test.